PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 58-082338
(43)Date of publication of application : 17.05.1983

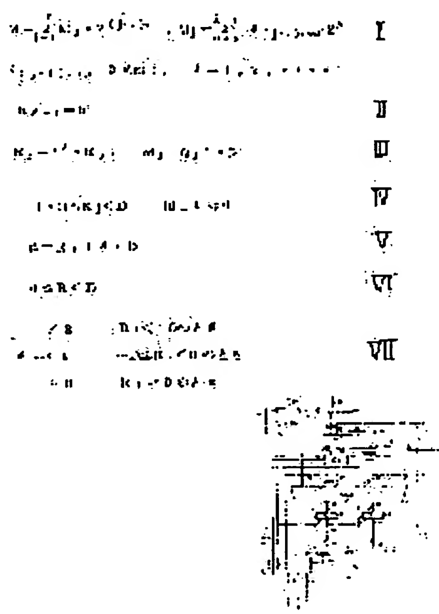
(51)Int.Cl. G06F 7/52

(21)Application number : 56-180788
(22)Date of filing : 11.11.1981

(71)Applicant : NIPPON TELEGR & TELEPH CORP <NTT>
(72)Inventor : MIYAGUCHI SHOJI
TONE FUJIMITSU

(54) DIVIDER

(57)Abstract:
PURPOSE: To simplify a control part for a divider for M ÷D where M and D are integers, and to speed up division by applying multiplication to the calculation of a partial quotient.
CONSTITUTION: When a division start indication signal is inputted from a control signal line 12 to a control part 11, integers M and D are set in an Mj generation part 5 and a register 6 through a control signal line 41. Then when the integer M is expressed by equationI, the arithmetic 7 of a partial quotient Qj1 satisfying requirements shown by equations IIWIV is performed with regard to j= I,...,2, 1 to obtain the product −Qj1 × D by arithmetic 8. Then, a 4-input, 2-output carrier storage type adder 1 finds Hj+Gj; Hj is outputted to a register 2, and Gj is outputted to a register 3 respectively. The Hj and Gj from the registers 2 and 3 are supplied to a carrier propagation type adder 4 to perform addition, and the addition result is outputted through a signal line 34.



LEGAL STATUS
[Date of request for examination]
[Date of sending the examiner's decision of rejection]
[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]
[Date of final disposal for application]
[Patent number]
[Date of registration]
[Number of appeal against examiner's decision of rejection]
[Date of requesting appeal against examiner's

decision of rejection]
[Date of extinction of right]

⑲ 日本国特許庁 (JP)　　⑪ 特許出願公開

⑫ 公開特許公報 (A)　　昭58—82338

⑤Int. Cl.³　G 06 F 7/52　　識別記号　　庁内整理番号 2116—5B　　㊸公開 昭和58年(1983) 5月17日

発明の数 1
審査請求 未請求

(全 14 頁)

⑭除算器

㉑特　願　昭56—180788
㉒出　願　昭56(1981)11月11日

⑫発 明 者　宮口庄司
横須賀市武1丁目2356番地日本電信電話公社横須賀電気通信研究所内
⑫発 明 者　刀根藤光
横須賀市武1丁目2356番地日本電信電話公社横須賀電気通信研究所内
⑪出 願 人　日本電信電話公社
⑭代 理 人　弁理士　草野卓

明　細　書

1. 発明の名称

除算器

2. 特許請求の範囲

(1) 整数M，Dを入力してM÷Dの計算を行なう除算器において、Mを式（S1）により表現したとき、j＝ℓ，・・・，2，1について、式（S2）～（S4）の条件を満たすQj'を求める演算手段と、−Qj'×Dを求める演算手段と、式（S3）のRjを求めるキャリア蓄積型加算器からなる加算手段とそのキャリア蓄積型加算器からなる加算手段の出力を加算するキャリア伝播型加算器からなる加算手段と、式（S5）～（S7）の条件を満たすδを調べる制御手段をもつ除算器。

$$M=\sum_{j=1}^{\ell} M_j \cdot 2^{(j-1)\lambda}\ ,\ M_j=\sum_{\mu=0}^{\lambda-1} \delta_{(j-1)\lambda+\mu}\cdot 2^{\mu} \quad (S1)$$

$\delta_{(j-1)\lambda+\mu}=0$ 又は1、　$\lambda=1,2,\cdots\cdot$

$$R_{\ell+1}=0 \quad (S2)$$

$$R_j=2^{\lambda}\cdot R_{j+1}+M_j-Q_j'\cdot D \quad (S3)$$

$$-t\cdot D\leq R_j<D \quad 但しt\geqq 0 \quad (S4)$$

$$R=R_1+\delta\cdot D \quad (S5)$$

$$0\leq R<D \quad (S6)$$

$$\delta=\begin{cases}2 & R_1<-Dのとき\\ 1 & -D\leq R_1<0のとき\\ 0 & R_1\geqq 0のとき\end{cases} \quad (S7)$$

3. 発明の詳細な説明

この発明は整数M，DにつきM÷Dの除算を行なう除算器に関するものである。

除算M÷Dを行なうにはMとDを2進数で表現し、Mの上位桁数ビットとDの上位桁数ビットを比較し、仮の商Qjを求め、そのQjについてQj×Dを求め、更にM−Qj×Dにより部分試算を行なうという計算をくり返していく。この場合、部分商Qjが1ビット幅であると、除算速度が遅いので一般にλビット（但し、λ＝2，3，・・・）単位に部分除算をくり返していく。例えば近代科学社1980年発行、堀越他訳「コンピュータの高

速演算方式」214～283頁、特に259頁8.4章「除数の逆数による除算」270頁8.8章「桁上げ保存形セル配列除算」を参照されたい。

従来、部分商Q_jを求めるには、除数Dの上位桁数ビットの逆数を用いる等の手段によりQ_jの近似値を求め、部分除算実行後にその補正を行なう手法がとられていた。この補正のため、除算器の制御が複雑となり、除算器の高速化に限界があると共に、補正回路の回路規模が大きくなり易いという欠点があつた。

この発明はM÷Dの除算器において部分商Q_jの算出を簡易化することにより除算器の制御部の簡単化と除算の高速化を図ることを目的としている。

この発明を次の順序に従つてのべる。

1. この発明における除算器の原理
2. この発明の実施例
3. この発明の原理の数式表現
4. 数式表現の証明

1\. この発明における除算器の原理

1.1 除算方法

M÷Dの除算方法として次の漸化式で示す計算法を考える。

$$R_{\ell+1}=0 \qquad (1)$$

$j=\ell,\ \ell-1,\ \cdots\cdot 2,\ 1$に対して

$$R_j=2^{\lambda}\cdot R_{j+1}+M_j-Q_j\cdot D \qquad (2)$$

$$0\leq R_j<D \qquad (3)$$

$$M=\sum_{j=1}^{\ell} M_j\cdot 2^{(j-1)\lambda} \qquad (4)$$

但し、$M_j=\sum_{\mu=0}^{\lambda-1} \delta_{(j-1)\lambda+\mu}$, $\delta_{(j-1)\lambda+\mu}=0$又は1

式(2)において、$-Q_j\cdot D$は部分除算、Q_jは部分商である。Q_jは次式(2)'で求める。

$$Q_j=\left[\frac{2^{\lambda}\cdot R_{j+1}+M_j}{D}\right] \qquad (2)'$$

式(2)に$\sum_{j=1}^{\ell}2^{(j-1)\lambda}$を掛算すると式(1)を考慮して

$$\left(R_1=R_{\ell+1}\cdot 2^{\ell\lambda}+\sum_{j=1}^{\ell}M_j\cdot 2^{(j-1)\lambda}-D\sum_{j=1}^{\ell}Q_j\cdot 2^{(j-1)\lambda}\right)$$

$$\therefore\ R_1=M-D\cdot Q_x \qquad (5)$$

但し、$Q_x=\sum_{j=1}^{\ell}Q_j\cdot 2^{(j-1)\lambda}$ (6)

$$0\leq R_1<D \qquad (7)$$

Q_jを式(2)' から求めるのは計算時間が多くなる。従つてQ_jの簡単な算出法があれば除算M÷Dの商Q、剰除RはQ＝Q_x、R＝R_1として求めることができる。

1.2 切捨演算によるQ_jの算出

Q_jの算出法として式(2)，式(3)の各々の項の下位mビットを切捨る計算法を考える。但し$m\geq\lambda$とする。

2の補数で表現した数xに対して下位mビットの切捨演算は$[x\cdot 2^{-m}]$として表現できる。こゝで[x]はxを超えない最大整数を示すガウスの記号である。

式(2)，式(3)を以下により求めQ_jを求める近似

式とする。こゝでS_0'，Sは定数である。

$$S_0\leq[(2^{\lambda}\cdot R_{j+1})2^{-m}]+[(-Q_j)\cdot D\cdot 2^{-m}]+S_0' < [D\cdot 2^{-m}]$$

こゝでM_jはλビット幅であるからmビットの切捨て（$m\geq\lambda$）の結果0となる。

上式は更に次式によつて近似表現する。但しSは定数である。

$$[(2^{\lambda}\cdot R_{j+1})2^{-m}]+[(-Q_j)\cdot D\cdot 2^{-m}]+S\geq 0 \qquad (8)$$

$$[(2^{\lambda}\cdot R_{j+1})2^{-m}]+[(-Q_{j-1})\cdot D\cdot 2^{-m}]+S<0 \qquad (9)$$

この式(8)，(9)を同時に満足するQ_jを求めればよい。

1.3 キヤリア蓄積型加算器の利用

この発明の除算は式(2)の加算をキヤリア蓄積型加算器を利用することを特徴とする。

キヤリア蓄積型加算器はその出力R_jの下位mビットの切捨演算を行なうと加算器内部のキヤリアが上位桁に伝播しないための誤差α_jがランダム

に発生する。

こゝで$\alpha_j=0$又は1である。

α_jを考慮して式(8)，(9)を次のように変え、Q_jを求める近似式とする。なおキャリア蓄積型加算器において誤差α_jが生ずる理由は後ほど詳しくのべる。

$$[(2^{l}\cdot R_{j+1})2^{-m}] + [(-Q_j)\cdot D\cdot 2^{-m}] + S+\alpha_j \geq 0 \tag{10}$$

$$[(2^{l}\cdot R_{j+1})2^{-m}] + [(-Q_j-1)\cdot D\cdot 2^{-m}] + S+\alpha_j < 0 \tag{11}$$

上式において、

$$\left.\begin{array}{l} [(-Q_j)\cdot D\cdot 2^{-m}] \fallingdotseq -Q_j\cdot[D\cdot 2^{-m}] \\ [(-Q_j-1)\cdot D\cdot 2^{-m}] \fallingdotseq -(Q_j+1)[D\cdot 2^{-m}] \end{array}\right\}$$

と近似することにより次式をうる。

$$\left[\begin{array}{l} [(2^{l}\cdot R_{j+1})2^{-m}] - Q_j[D\cdot 2^{-m}] + S+\alpha_j \geq 0 \\ [(2^{l}\cdot R_{j+1})2^{-m}] - (Q_j+1)[D\cdot 2^{-m}] + S+\alpha_j < 0 \\ \dfrac{[(2^{l}\cdot R_{j+1})2^{-m}]+S+\alpha_j}{[D\cdot 2^{-m}]} - 1 < Q_j \leq \end{array}\right.$$

$$\left.\dfrac{[(2^{l}\cdot R_{j+1})2^{-m}]+S+\alpha_j}{[D\cdot 2^{-m}]}\right]$$

$$\therefore Q_j = \left[\frac{[(2^{l}\cdot R_{j+1})2^{-m}]+S+\alpha_j}{[D\cdot 2^{-m}]}\right] \tag{12}$$

1.4 R_jとQ_jの範囲

式(12)は近似式である。このためR_jの範囲は式(3)を離脱するので実数tを用いてR_{j+1}の範囲を次のように仮定する。

$$-t\cdot D \leq R_{j+1} < D \tag{13}$$

次に式(10)，(11)で用いたmを用いて、整数Kを次式により定義する。

$$1 \leq \frac{D}{2^{m+K}} < 2 \tag{14}$$

こゝでt，Sを例えば$t=1+\frac{21}{64}$、$S=24$と定めるとR_{j+1}の範囲は次のようになる。

$$-D-\frac{21}{64}D \leq R_{j+1} < D \tag{15}$$

1.5 Q_jの別解法

式(12)は除算を含むが、除算は一般に計算時間が長くなり易いので、これを乗算に変えると次式が得られる。

$$Q_j+\delta_{*,j} = \begin{cases} [X_1\cdot v\cdot 2^{-18}]+1 & X_1>0のとき \\ [X_1\cdot v\cdot 2^{-18}] & X_1\leq 0のとき \end{cases} \tag{18}$$

但し、$\delta_{*,j}=0，1$ (19)

$$X_1 = [(2^{l}\cdot R_{j+1})2^{-m}]+24+\alpha_j \tag{20}$$

$$v = \left[\frac{2^{18}}{[D\cdot 2^{-m}]}\right] \tag{21}$$

こゝで$\delta_{*,j}$の値は0，1の値であるが、その値を知ることはできないことである。しかしQ_jの代わりに$Q_j+\delta_{*,j}$の値によつて式(2)からR_jを求めると$\delta_{*,j}=1$の場合R_jの値が$-D$だけ増えることとからR_jの範囲は次式で与えられることが証明できる。

$$-D-\frac{21}{64}D \leq R_j < D \tag{22}$$

式(15)と式(22)とを比較するとR_{j+1}とR_jの範囲は一致する。

1.6 剰余Rと商Qの求め方

また$J=l$とすると式(1)より$R_{l+1}=0$であり、この条件は式(15)を満たすから式(18)を用いて$Q_l+\delta_{*,l}$を求め、キャリア蓄積型加算器を用いて式(2)によりR_lを求めることができる。R_lは式(22)の条件を満たす。

R_lは式(15)の範囲に収まっているから、$j=l-1$としたとき、式(18)により再び$Q_{l-1}+\delta_{*,l-1}$を求め、同様にしてR_{l-1}を求めることができる。

以下、同様にして$j=l-2，\cdots\cdot 2，1$として$Q_j+\delta_{*,j}$とR_jを求めることができる。R_1は式(22)を満たす。

以下、式(5)，(6)，(15)を再掲する。但し(6)は$Q_x \to Q_x'$とする。

$$R_1 = M - D\cdot Q_x' \tag{23}$$

$$Q_x' = \sum_{j=1}^{l}(Q_j+\delta_{*,j})2^{(j-1)l} \tag{24}$$

$$-D-\frac{21}{64}D \leqq R_1 < D \qquad (25)$$

一方、商Q、剰余Rとは次の関係がある。

$$M = Q \cdot D + R \qquad (26)$$

$$0 \leqq R < D \qquad (27)$$

式(23)～(27)より次式が成立する。

$$R = R_1 + \delta \cdot n \qquad (28)$$

$$Q = \sum_{j=1}^{\ell} (Q_j + \delta_{*,j}) 2^{(j-1)\ell} - \delta \qquad (29)$$

$$\delta = \begin{cases} 2 : R_1 < -D \text{のとき} \\ 1 : -D \leqq R_1 < 0 \text{のとき} \\ 0 : R_1 \geqq 0 \text{のとき} \end{cases} \qquad (30)$$

1.7　この発明の原理の拡張

式のパラメータt，S，K等を適当に定めるとこの発明の原理に基づく除算の様々な表現ができるが、これらについてこの発明の原理の数式表現として後述する。

2.　この発明の実施例

この発明の原理に基づく除算器の実施例を示す前に実施例における除算の計算式をまとめて示す。

なお、式(E-6)～式(E-7)のα_j，$\delta_{*,j}$は乱数で自然に発生してしまうため、式(E-4)，式(E-5)の加算においてα_j，$\delta_{*,j}$を加算する回路等を作る必要はない。また$\ell=4$の場合を示す。

$$M = \sum_{j=1}^{\ell} M_j \cdot 2^{4(j-1)} \qquad (E\text{-}1)$$

但し、$M_j = \sum_{\mu=0}^{3} \delta_{4(j-1)+\mu} \cdot 2^{\mu}$

$R_j = G_j + H_j$，$R_{j+1} = G_{j+1} + H_{j+1}$として、

$$G_{\ell+1} = 0,\ H_{\ell+1} = 0 \qquad (E\text{-}2)$$

$$-D-\frac{21}{64}D \leqq G_{j+1} + H_{j+1} < D \qquad (E\text{-}3)$$

$$Q_j' = Q_j + \delta_{*,j} = \begin{cases} [X \cdot v \cdot 2^{-18}] + 1 & X \geqq 0 \text{のとき} \\ [X \cdot v \cdot 2^{-18}] & X < 0 \text{のとき} \end{cases} \qquad (E\text{-}4)$$

但し、$\delta_{*,j} = 0, 1$

$$X = [(2^4 \cdot G_{j+1} \cdot 2^{-56}] + [((2^4 \cdot H_{j+1}) \cdot 2^{-56}] + 24 + \alpha_j \qquad (E\text{-}5)$$

$$\alpha_j = 0, 1 \qquad (E\text{-}6)$$

$$v = \left[\frac{2^{18}}{[D \cdot 2^{-56}]}\right] \quad \text{但し、} 2^{63} \leqq D < 2^{64} \qquad (E\text{-}8)$$

$$-21 \leqq Q_j \leqq 16 \qquad (E\text{-}9)$$

$$G_j + H_j = 2^4 \cdot G_{j+1} + 2^4 \cdot H_{j+1} + M_j - (Q_j + \delta_{*,j}) \cdot D \qquad (E\text{-}10)$$

$$-D-\frac{21}{64}D \leqq G_j + H_j < D \qquad (E\text{-}11)$$

$$R = G_1 + H_1 + \delta \cdot D \qquad (E\text{-}12)$$

$$Q = \sum_{j=1}^{\ell} (Q_j + \delta_{*,j}) 2^{4(j-1)} - \delta \qquad (E\text{-}13)$$

$$\delta = \begin{cases} 2 : G_1 + H_1 < -D \text{のとき} \\ 1 : -D \leqq G_1 + H_1 < 0 \text{のとき} \\ 0 : G_1 + H_1 \geqq 0 \text{のとき} \end{cases} \qquad (E\text{-}14)$$

次にこの発明の実施例を述べる。

第1図はこの発明の実施例を示し、4入力2出

力のキャリア蓄積型加算器1は式(E-10)の加算を行なうもので、$2^4 \cdot H_{j+1}$を信号線24から、$2^4 \cdot G_{j+1}$を信号線25から、M_jを信号線22から、$-(Q_j+\delta_{*,j}) \cdot D$を信号線23から、それぞれ2進数表示のデータとして入力し、加算を実行して$H_j + G_j$を求めH_jをレジスタ2に、G_jをレジスタ3にそれぞれ信号線18，19を通じて出力する。加算器1をCSAと命名する。なおH_{j+1}はH_jのjの値が1つ大きいものを、G_{j+1}はG_jのjの値が1つ大きいものを意味する。

レジスタ2，3の内容のH_j，G_jは信号線38，39を通じてキャリア伝搬型加算器4に入力されて加算され、その加算結果は信号線34から、加算結果の符号は正及び零のとき0、負のとき1として信号線33に出力される。

M_j生成部5は式(E-1)に示すMを、制御信号線41が1となると入力信号線35から入力し、その内部のレジスタに設定しておき、制御信号線17からのクロック信号に応じてM_j、但し、$j=\ell$，$\ell-1$，・・・・，1を生成して信号線22に出力す

る。但し、制御信号線１５の信号が１となるとMjを生成せず０を出力する。レジスタ６は制御信号線４１が１となると除数Dを信号線３６から入力し、Dの値を保持し続ける。

Qj計算部７は信号線３０からレジスタ６のDを入力して式(E－8)のvの値を求めて保持し、式(E－5)のH_{j+1}を信号線２７から、G_{j+1}を信号線２８から、定数の２４を信号線２９を通じ設定部１０から入力し、Xを求め、更に式(E－4)の右辺の計算を行なつて$Q_j+\delta_{*,j}$を求め、信号線３１，３２に出力する。設定部１０には２進数表示の定数２４が設定され信号線２９に出力し続ける。$-Q_j \cdot D$計算部８はレジスタ６のDを信号線２６から、$(Q_j+\delta_{*,j})$を信号線３１から入力し、$-(Q_j+\delta_{*,j})\times D$を計算して信号線２３に出力する。

商計算部９は制御信号線１６の制御信号により$(Q_j+\delta_{*,j})$の累和を求める内部レジスタをクリヤし、制御信号線１７からのクロックに同期して信号線３２より入力される$(Q_j+\delta_{*,j})$につき

$Q'=\sum_{j=1}^{\ell}(Q_j+\delta_{*,j})2^{\lambda(j-1)}$の計算を行ない、制御信号線１５の補正指示信号に従つて$Q=Q'-\delta$、但し$\delta=0,1,2$の補正計算を行ない、この結果得られたQの値を信号線４０から出力する。補正計算指示信号が制御信号線１５から出されるとMj生成部５はMjの生成を中止して０を出力し、$-Q_j \cdot D$生成部８は第１回目の補正計算指示信号で$\lambda=4$であるから$+2^{4}\cdot D$を信号線２３に出力し、第２回目の補正計算指示信号では$+2^{8}\cdot D$を信号線２３に出力し、商計算部９は$Q'=\sum_{j=1}^{\ell}(Q_j+\delta_{*,j})2^{\lambda(j-1)}$で求めた$Q'$から補正計算指示信号が１となる都度$Q'-1$を求め、即ち$Q=Q'-\delta$、$\delta=0,1,2$を求める。制御部１１から各制御信号線に制御信号、クロックなどを出す。

第２図は第１図に示した実施例の動作を説明するタイミング図である。制御信号線１２から除算開始指示信号５０を入力すると、制御信号線４１からMとDの入力指示信号５１がオンとなり、Mj生成部５及びレジスタ６にそれぞれMとDが設定

される。同時に制御信号線１６上のクリヤ信号52がオンとなり、レジスタ２，３と商計算部９の$(Q_j+\delta_{*,j})$の累和を求める内部レジスタをクリヤする。これは式(E－2)の実行と、式(E－13)の計算の準備に担当する。

次に制御部１１はクロック信号５３を$j=\ell,\ell-1,\cdots,1$に対応してクロック５４，５５，・・・５６を順次出力する。するとQj計算部７では式(E－4)～(E－8)に基ずいて、$Q_j+\delta_{*,j}$を求め、更に$-Q_j \cdot D$計算部８で$-(Q_j+\delta_{*,j})D$を求め、次にキャリア蓄積型加算器１は信号線24，２５，２２，２３からそれぞれ$2^{\lambda}\cdot H_{j+1}$，$2^{\lambda}\cdot G_{j+1}$，M_j，$-(Q_j+\delta_{*,j})D$を入力し、式(E－10)の加算を行ない、H_j+G_jを求め、その値をレジスタ２と３に分けて出力する動作を$j=\ell,\ell-1,\cdots,1$について順次行なう。

HjとGjの２つの値は常にキャリア伝播型加算器４に入力されているのでR_1の計算後、キャリアの伝播時間５７を経過した後、信号線３３からR_1の加算結果の符号を時刻５８で調べる。$R_1<0$の

場合、制御部１１は第１回目の補正計算指示信号５９を制御信号線１５から出力し、同時にクロック信号６０をオンとする。加算器CSA１の入力は$j=\ell,\ell-1,\cdots,1$とクロックが進むとそれぞれ$2^{\lambda}=2^{4}$倍される構造になつているから第１回目の補正計算指示信号５９が出たのちは、$-Q_j \cdot D$計算部８から$2^{\lambda}\cdot D$が、Mj生成部５から０が加算器CSA１に入力され、$2^{\lambda}\cdot R_1+2^{\lambda}\cdot D+0=2^{\lambda}(R_1+D)$の加算がされる。これは式(E－14)で$\delta=1$に相当する。

次に一定時間６１の後、$2^{\lambda}(R_1+D)$の加算結果の符号を時点６２で調べ、$(R_1+D)\geq 0$の場合は計算が全て終了であるので除算終了表示の制御信号線１４から信号６３で外部に知らせる。$(R_1+D)<0$のときは第１回目の補正計算と同様な加算を行うが、信号線２３からは$2^{2\lambda}\cdot D$を入力して$2^{\lambda}(R_1+D)\cdot 2^{\lambda}+2^{2\lambda}\cdot D=2^{2\lambda}(R_1+2\cdot D)$を求める。これは式(E－14)で$\delta=2$に相当する。補正計算は高々２回で終了する。$\delta=0,1,2$の区別は制御信号線１３から外部に知らされる。

このような構造になつているから整数MとDを入力し、M÷Dの商Q、剰余Rを求めることができる。

第3図は1ビット全加算器の記法を示したもので入力信号線80，81，82からそれぞれ0又は1のデータを入力し、それらの加算結果を2進表示して2^1の位を83から、2^0の位を84から出力する。

第4図は加算器CSA1の具体例を示す。

信号線23中の上位のL'×5ビットは信号線230に与えられ、下位5ビットは信号線231に与えられる。信号線230中の上位のL'×3のデータは加算器500で加算され、信号線231のデータと、信号線22の下位4ビットが与えられる信号線220のデータと、信号線24中の下位5ビットが除かれた信号線240のデータと、信号線25中の下位4ビットが除かれた信号線250のデータと、信号線230の下位のL'ビットのデータとが加算器501で加算され、その加算結果と、信号線230の下位よりL'+1〜2L'ビットのデータとが加算器502で加算され、この加算器502の一方の出力と、加算器500の加算結果とが加算され、更にその加算結果と、加算器502の他方の加算結果とが加算器504で加算される。加算器500〜504はそれぞれ1ビット全加算器490がL'個並べられ、L'ビットの3つのデータが入力され、各対応ビットが全加算器490でそれぞれ加算され、その加算結果のL'ビットと、その上位1ビットを除去し、代つて最下位に0を1ビット加えてL'ビットとしたものとが出力されるものである。

このような構造になつているからL'ビットで表現して、信号線22，23，24，25から4組の2進数データを入力し、それらの加算を行ない加算結果を2組の2進数データとして出力することができる。

第5図は4のキャリア伝播型加算器4の具体例を示す。信号線380，390，340はそれぞれ信号線38，39，34に対応する。410は1ビット全加算器である。

第6図はQj計算部7の具体例を示す。

第4図と同様なキャリア蓄積型加算器600、Dの値から式(E-8)に基づいてvを求める組合せ回路、又はROMからなる回路620、vの値を格納するレジスタ630、信号線635，636と639の積を求める乗算器640、信号線641，642上のデータの加算を行なうキャリア伝播型加算器650、信号線641，642のデータの加算を行うキャリア蓄積型加算器662、その加算結果を加算するキャリア伝播型加算器660などが設けられる。乗算器640はAND素子とキャリア蓄積型加算器を組合せてできることは自明である。こゝで乗算器640の加算結果の下位13ビットは切捨てられ、信号線641，642に出力する。

このような構造になつているから、信号線27，28，29からそれぞれ$[(2^4\cdot H_{j+1})2^{-56}]$，$[(2^4\cdot G_{j+1})2^{-56}]$と乗数24を入力し、式(E-5)に基づいてXを求め、レジスタ630中のvとX・vの積を乗算器640で求め、$[X\cdot v\cdot 2^{-18}]$の値を求め、X＞0，X≦0に応じて式(E-4)の計算を行ない $Q_j+\delta_{*,j}$ の値を信号線660から1クロックで即ち高速に求めることができる。なお信号線661は信号線641，642上の信号の加算結果の符号を示し、第5図中の信号線33と対応し、この符号に応じて加算器660又は650の出力が信号線660へ出力される。

3. この発明の原理の数式表現

この発明の除算の原理を定理及び定理の系として数式表現により示す。

3.1 除算定理

整数の除算M÷Dの商Q、剰余Rは式(100)〜式(105)を前提に式(106)〜式(114)に示す漸化式を $j=\ell, \ell-1, \cdots, 2, 1$ とくり返して得られるQ_jとG_1，H_1を基に、式(115)〜式(117)により求めることができる。こゝでM，D，G_j，H_j，G_{j+1}，H_{j+1}は変数、m，K，ℓは定数でいずれも整数であり、α_jはその値がjと共に不規則に変わる乱数である。

$$1 \leq \frac{D}{2^{m+K}} < 2 \qquad (100)$$

$$l \leq K \qquad (101)$$

$$l = 1, 2, 3, \cdots \qquad (102)$$

$$2^{l} + S + 2 \leq 2^{K} \qquad (103)$$

$$-3+S-[2^{l}\cdot t] \geq 0, \quad [2^{l} t] \geq 1$$

$$-t \leq -(S+2^{l}+2)\frac{1}{2^{K}} - 1, \quad 0 < \frac{(S+2^{l}+2)}{2^{K}} \leq 1$$

$$-2^{K+l+1} < -1 + [(1-t)\cdot 2^{K+l+1}] + S + \alpha_j, \quad S+\alpha_j < 2^{K+l+1} \qquad (104)$$

$M = \sum_{j=1}^{\ell} M_j \cdot 2^{(j-1)l}$、但し $M_j = \sum_{\mu=0}^{l-1} \delta_{(j-1)l+\mu} \cdot 2^{\mu}$,

$\delta_{(j-1)l+\mu} = 0$ 又は1 (105)

$$R_{\ell+1} = 0 \qquad (106)$$

$$-t \cdot D \leq G_{j+1} + H_{j+1} < D \qquad (107)$$

$$Q_j + \delta_{*,j} = \begin{cases} [X \cdot v \cdot 2^{-(K+l+2)}] + 1 & X \geq 0 \\ [X \cdot v \cdot 2^{-(K+l+2)}] & X < 0 \end{cases} \qquad (108)$$

(23)

$\delta_{*,j} = 0$ 又は1 (109)

$$X = [(2^{l}\cdot G_{j+1})2^{-m}] + [(2^{l}\cdot H_{j+1})2^{-m}] + S + \alpha_j \qquad (110)$$

但し、$\alpha_j = 0, 1$

$$v = \left[\frac{2^{K+l+2}}{[D\cdot 2^{-m}]}\right] \qquad (111)$$

$-[t\cdot 2^{l}] \leq Q_j \leq 2^{l}$ 但し、$t \geq 1$ (112)

$$G_j + H_j = 2^{l}(G_{j+1}+H_{j+1}) + M_j - (Q_j + \delta_{*,j})\cdot D \qquad (113)$$

$$-(S+2^{l}+2)\frac{D}{2^{K}} - D \leq G_j + H_j < D + (3-S+[2^{l} t])2^{m} \qquad (114)$$

$$R = G_1 + H_1 + \delta \cdot D \qquad (115)$$

$$Q = \sum_{j=1}^{\ell} (Q_j + \delta_{*,j}) 2^{(j-1)l} - \delta \qquad (116)$$

$$\delta = \begin{cases} 2 & G_1+H_1 < -D \text{のとき} \\ 1 & -D \leq G_1+H_1 < 0 \text{のとき} \\ 0 & G_1+H_1 \geq 0 \text{のとき} \end{cases} \qquad (117)$$

なおこの発明の原理で述べたR_j，R_{j+1}は次式で定義される。

(24)

$$R_j = G_j + H_j \qquad (118)$$

$$R_{j+1} = G_{j+1} + H_{j+1} \qquad (119)$$

3.2 この発明の具体例

除算の定理において、定数を具体的に定めることにより除算の具体的な方法を定めることができることを示す。

定数は式(100)～(105)を満たす例として次のとおり定める。

$$m=56, \ K=7, \ l=4, \ t=1+\frac{21}{64}, \ S=24$$

$$M = \sum_{j=1}^{\ell} M_j \cdot 2^{4(j-1)} \qquad (300)$$

但し、$M_j = \sum_{\mu=0}^{3} \delta_{4(j-1)+\mu} \cdot 2^{\mu}$

$$G_{\ell+1} = 0, \ H_{\ell+1} = 0 \qquad (301)$$

$$-D - \frac{21}{64} D \leq G_{j+1} + H_{j+1} < D \qquad (302)$$

$$Q_j + \delta_{*,j} = \begin{cases} [X' \cdot v \cdot 2^{-13}] + 1 & X' > 0 \text{のとき} \\ [X' \cdot v \cdot 2^{-13}] & X' \leq 0 \text{のとき} \end{cases} \qquad (303)$$

(25)

但し、$\delta_{*,j} = 0, 1$

$$X' = [(2^{4}\cdot G_{j+1})2^{-56}] + [(2^{4}\cdot H_{j+1})\cdot 2^{-56}] + 24 + \alpha_j \qquad (304)$$

$\alpha_j = 0$ 又は1 (305)

$v = \left[\frac{2^{13}}{[D\cdot 2^{-56}]}\right]$ 但し、$2^{63} \leq D < 2^{64}$ (307)

$$-21 \leq Q_j \leq 16 \qquad (308)$$

$$G_j + H_j = 2^{4}(G_{j+1}+H_{j+1}) + M_j - (Q_j + \delta_{*,j})\cdot D \qquad (309)$$

$$-D - \frac{21}{64} D \leq G_j + H_j \leq D \qquad (310)$$

$$R = G_1 + H_1 + \delta \cdot D \qquad (311)$$

$$Q = \sum_{j=1}^{\ell} (Q_j + \delta_{*,j}) 2^{4(j-1)} - \delta \qquad (312)$$

$$\delta = \begin{cases} 2 & G_1+H_1 < -D \text{のとき} \\ 1 & -D \leq G_1+H_1 < 0 \text{のとき} \\ 0 & G_1+H_1 \geq 0 \text{のとき} \end{cases} \qquad (313)$$

(26)

4. この発明の原理の数式表現の証明

4.1 準備

定数x_i、整数φに対し次式が成立する。但しγ_φは整数である。

$$\sum_{i=1}^{\varphi}[x_i]=[\sum_{i=1}^{\varphi}x_i]-\gamma_\varphi \qquad (200)$$

$$0\leqq\gamma_\varphi\leqq\varphi-1$$

$$[x_1]-[x_2]=[x_1-x_2]+\delta_1 \qquad (201)$$

$$\delta_1=0,1$$

また、次の略記号を定める。

$$\left.\begin{aligned} h_{j+1}&=[(2^\lambda H_{j+1})2^{-m}]\\ g_{j+1}&=[(2^\lambda G_{j+1})2^{-m}]\\ h_j&=[(2^\lambda H_j)\cdot2^{-m}]\\ g_j&=[(2^\lambda G_j)\cdot2^{-m}]\end{aligned}\right\} \qquad (202)$$

$(107)\times2^\lambda$

$$-2^\lambda\cdot t\cdot D\leqq2^\lambda\cdot G_{j+1}+2^\lambda\cdot H_{j+1}<2^\lambda\cdot D$$

$$\therefore\ [(-2^\lambda\cdot t)D\cdot2^{-m}]\leqq[(2^\lambda G_{j+1}+2^\lambda\cdot H_{j+1})\cdot2^{-m}]$$

$$<[(2^\lambda\cdot D)2^{-m}]$$

式(200)より

$$[(-2^\lambda\cdot t)D\cdot2^{-m}]-\gamma_2\leqq g_{j+1}+h_{j+1}<[(2^\lambda\cdot D)2^{-m}]-\gamma_2$$

但し、$\gamma_2=0,1$

左辺：$\gamma_2=1$で最小

$$[(-2^\lambda\cdot t)D\cdot2^{-m}]-1\leqq g_{j+1}+h_{j+1} \qquad (203)$$

右辺：$\gamma_2=0$で最大

$$g_{j+1}+h_{j+1}<[(2^\lambda\cdot D)2^{-m}] \qquad (204)$$

式(100)より、$D\cdot2^{-m}<2^{K+1}$ (205)

$$\therefore\ [2^\lambda\cdot D\cdot2^{-m}]<2^{K+\lambda+1} \qquad (206)$$

式(205)より、$-2^{K+1}<-D\cdot2^{-m}$

$$\therefore[-t\cdot2^{K+\lambda+1}]<[-2^\lambda\cdot t\cdot D\cdot2^{-m}] \qquad (207)$$

式(203), (204), (206), (207)より

$$-1+[-t\cdot2^{K+\lambda+1}]<g_{j+1}+h_{j+1}<2^{K+\lambda+1}$$

$$t=1+\varepsilon\qquad 但し\varepsilon\geqq0 \qquad (208)$$

とおくと、

$$-2^{K+\lambda+1}-1+[-\varepsilon\cdot2^{K+\lambda+1}]<g_{j+1}+h_{j+1}<2^{K+\lambda+1}$$

両辺に$S+\alpha_j$を加える

$$-2^{K+\lambda+1}-1+[-\varepsilon\cdot2^{K+\lambda+1}]+S+\alpha_j<X<2^{K+\lambda+1}+S+\alpha_j$$

$$-1<\frac{-2^{K+\lambda+1}-1+[-\varepsilon\cdot2^{K+\lambda+1}]+S+\alpha_j}{2^{K+\lambda+2}}<\frac{X}{2^{K+\lambda+2}}<\frac{2^{K+\lambda+1}+S+\alpha_j}{2^{K+\lambda+2}}<1$$

式(104)より

$$-1<\frac{X}{2^{K+\lambda+2}}<1 \qquad (209)$$

次に

$$A=[X\cdot v\cdot2^{-(K+\lambda+2)}]-[\frac{X}{[D\cdot2^{-m}]}]$$

を求める。式(111)によりvを代入して、公式(201)を適用

$$A=[X\cdot[\frac{2^{K+\lambda+2}}{[D\cdot2^{-m}]}]\cdot2^{-(K+\lambda+2)}-\frac{X}{[D\cdot2^{-m}]}]+\delta_*$$

$$\delta_*=0,1$$

$$A=[\frac{X}{2^{K+\lambda+2}}\{[\frac{2^{K+\lambda+2}}{[D\cdot2^{-m}]}]-\frac{2^{K+\lambda+2}}{[D\cdot2^{-m}]}\}]+\delta_*$$

$$\therefore\ \varepsilon'=-[\frac{2^{K+\lambda+2}}{[D\cdot2^{-m}]}]+\frac{2^{K+\lambda+2}}{[D\cdot2^{-m}]} \qquad (210)$$

とおくと、

$$A=[\frac{-X}{2^{K+\lambda+2}}\cdot\varepsilon']+\delta_* \qquad (211)$$

但し、$0\leqq\varepsilon'<1$

式(209)〜(211)から

$$A=\begin{cases}-1+\delta_* & X\geqq0\\ \delta_* & X<0\end{cases} \qquad (212)$$

$$\therefore[\frac{X}{D\cdot2^{-m}}]+\delta_*=\begin{cases}[X\cdot v\cdot2^{-(K+\lambda+2)}]+1 & X\geqq0\\ [X\cdot v\cdot2^{-(K+\lambda+2)}] & X<0\end{cases} \qquad (213)$$

よつて $\delta_{*}=\delta_{*,j}$ と選ぶと式(108)より次式が成立。

$$\therefore Q_j=\left[\frac{X}{[D\cdot 2^{-m}]}\right] \tag{214}$$

$$\frac{X}{[D\cdot 2^{-m}]}-1<Q_j\leqq\frac{X}{[D\cdot 2^{-m}]}$$

$$X+(-Q_j)\cdot[D\cdot 2^{-m}]\geqq 0 \tag{215}$$

$$X+(-Q_j-1)\cdot[D\cdot 2^{-m}]<0 \tag{216}$$

一方、整数I、実数xに対し次の式が成立する。

$$[I+x]=I+[x] \tag{217}$$

Xは整数であるから、式(215)〜(216)に上の公式を適用すると、

$$X+[(-Q_j)[D\cdot 2^{-m}]]\geqq 0 \tag{218}$$

$$X+[(-Q_j-1)[D\cdot 2^{-m}]]<0 \tag{219}$$

一方、整数I、実数x＞0に対しPを整数として次式が成立する。

(31)

$$\left.\begin{array}{lll}[(-I)\cdot[x]]=[(-I)\cdot x]+P' & & \\ 但し、 & 0\leqq P'\leqq I & I\geqq 0のとき \\ & I\leqq P'\leqq 0 & I\leqq 0のとき\end{array}\right\} \tag{220}$$

式(218)〜式(219)においてQjの範囲を次のとおり仮定し、公式(220)を式(218)，(219)に適用する。

$$-I_1\leqq Q_j\leqq I_2 \tag{221}$$

但し、$-I_1\leqq -1,\ 0\leqq I_2$

(i) $Q_j<0$ のとき

$$X+[(-Q_j)\cdot D\cdot 2^{-m})]+P_1\geqq 0 \tag{222}$$

$$X+[(-Q_j-1)\cdot D\cdot 2^{-m}]+P_1<0 \tag{223}$$

$$但し、-I_1\leqq P_1\leqq 0 \tag{224}$$

(ii) $Q_j\geqq 0$ のとき

$$X+[(-Q_j)\cdot D\cdot 2^{-m}]+P_2\geqq 0 \tag{225}$$

$$X+[(-Q_j-1)\cdot D\cdot 2^{-m}]+P_2<0 \tag{226}$$

(32)

$$但し、0\leqq P_2\leqq I_2+1 \tag{227}$$

4.1.1 Qjの下限(式(112)の左辺)

$Q_j=-2^{\lambda}\cdot t$ とした式(222)の左辺をUとおく、但しXは式(110)を代入

$$g_{j+1}+h_{j+1}+S+\alpha_j+[2^{\lambda}t\cdot D\cdot 2^{-m}]+P_1=U \tag{228}$$

式(203)＋(228)

$$[(-2^{\lambda}t)D\cdot 2^{-m}]-1+S+\alpha_j+[2^{\lambda}t\cdot D\cdot 2^{-m}]+P_1\leqq U$$

式(200)を適用

$$-r_2-1+S+\alpha_j+P_1\leqq U$$

$$r_2=0,1$$

上式の左辺は $r_2=1,\ \alpha_j=0,\ P_1=-I_1$ のとき最小となる。

$$\therefore -2+S-I_1\leqq U$$

よつて、$I_1=[2^{\lambda}\cdot t]$ とおくと、

$$-2+S-[2^{\lambda}\cdot t]\leqq U$$

(33)

しかるに式(104)より

$$1\leqq U \tag{229}$$

また、式(104)より $-I_1\leqq -1$ の仮定は満たされている。また、$Q_j\leqq -2^{\lambda}\cdot t-1$ のとき、式(223)が成立しないのは明らかである。

$$\therefore -[2^{\lambda}\cdot t]\leqq Q_j \tag{230}$$

4.1.2 Qjの上限(式(112)の右辺)

$Q_j=2^{\lambda}$ として式(226)の左辺をVとおく、但しXは式(110)を使う。

$$V=g_{j+1}+h_{j+1}+S+\alpha_j+[(-2^{\lambda}-1)\cdot D\cdot 2^{-m}]+P_2 \tag{231}$$

式(204)＋式(231)

$$V<[2^{\lambda}\cdot D\cdot 2^{-m}]+[(-2^{\lambda}-1)\cdot D\cdot 2^{-m}]+P_2+S+\alpha_j$$

$$\therefore V<[(-D)\cdot 2^{-m}]+P_2-r_2+S+\alpha_j \tag{232}$$

$$r_2=0,1$$

(34)

一方、式(100)より $-D\cdot 2^{-m}\leqq -2^{K}$ が成立するから、上式の右辺は $[(-D)\cdot 2^{-m}]\leqq -2^{K}$，$r_3=0$，$\alpha_j=1$，$P_3=I_3+1$ のとき最大となるから

$$V<-2^{K}+I_3+1+S+1$$

よって $I_3=2^{\lambda}$ とすれば

$$V<-2^{K}+2^{\lambda}+S+2$$

しかるに式(103)より

$$V<0$$

また、$Q_j\geqq 2^{\lambda}+1$ とすると式(225)が成立しないのは明らかである。

$$\therefore\quad Q_j\leqq 2^{\lambda} \qquad (233)$$

また、$I_3\geqq 0$ の仮定は $\lambda\geqq 1$ より成立している。

4.1.3　G_j+H_j の下限（式(114)の左辺）

式(222)～(227)を1つにまとめる。但しXは式(110)を代入し、両辺に $[M_j\cdot 2^{-m}]=0$ を加える。

$$g_{j+1}+h_{j+1}+S+\alpha_j+[M_j\cdot 2^{-m}]+[(-Q_j)\cdot D\cdot 2^{-m}]+P\geqq 0 \qquad (234)$$

$$g_{j+1}+h_{j+1}+S+\alpha_j+[M_j\cdot 2^{-m}]+[(-Q_j-1)\cdot D\cdot 2^{-m}]+P<0 \qquad (235)$$

但し
$$\begin{cases} -I_3\leqq P\leqq 0 & Q_j<0 \\ 0\leqq P\leqq I_3+1 & Q_j\geqq 0 \end{cases}\quad \text{のとき}$$

式(234)に公式(200)を適用し、式(113)を代入

$$[(G_j+H_j+\delta_{*,j}\cdot D)\cdot 2^{-m}]-r_4+S+\alpha_j+P\geqq 0$$

但し　$r_4=0,1,2,3$

$$\therefore [(G_j+H_j+\delta_{*,j}\cdot D)\cdot 2^{-m}]\geqq r_4-S-\alpha_j-P$$

上式の右辺は $r_4=0$，$\alpha_j=1$，$P=2^{\lambda}+1$ のとき最小となる。

$$\therefore [(G_j+H_j+\delta_{*,j}\cdot D)\cdot 2^{-m}]\geqq -(S+1+2^{\lambda}+1)$$

$$\therefore -(S+2^{\lambda}+2)\cdot 2^{m}\leqq G_j+H_j+\delta_{*,j}\cdot D$$

$$\therefore -(S+2^{\lambda}+2)\cdot 2^{m}-\delta_{*,j}\cdot D\leqq G_j+H_j$$

式(100)より $2^{m}\leqq\dfrac{D}{2^{K}}$ が成立する。これに $\delta_{*,j}=1$ を代入

$$\therefore -(S+2^{\lambda}+2)\cdot\frac{D}{2^{K}}-D\leqq G_j+H_j \qquad (236)$$

4.1.4　G_j+H_j の上限（式(114)の右辺）

前記と同様にして

$$[(G_j+H_j-D+\delta_{*,j}\cdot D)\cdot 2^{-m}]-r_4+S+\alpha_j+P<0$$

$$[(G_j+H_j-D+\delta_{*,j}\cdot D)\cdot 2^{-m}]<r_4-S-\alpha_j-P$$

但し　$r_4=0,1,2,3$

上記の左辺は $r_4=3$，$\alpha_j=0$，$P=-[2^{\lambda}\cdot t]$ のとき最大となる。

$$\therefore [(G_j+H_j-D+\delta_{*,j}\cdot D)\cdot 2^{-m}]<3-S+[2^{\lambda}\cdot t]$$

$$\therefore G_j+H_j<D-\delta_{*,j}\cdot D+(3-S+[2^{\lambda}\cdot t])\cdot 2^{m}$$

上記の右辺は $\delta_{*,j}=0$ のとき最大となる。

$$\therefore G_j+H_j<D+(3-S+[2^{\lambda}\cdot t])\cdot 2^{m} \qquad (237)$$

4.1.5　$G_{j+1}+H_{j+1}$ の範囲と G_j+H_j の範囲の関係

$G_{j+1}+H_{j+1}$ の範囲が G_j+H_j を含むことを明らかにする。

上限の差を U_p とおくと

$$U_p=D-\{D+(3-S+[2^{\lambda}\cdot t])\cdot 2^{m}\}$$

$$\therefore U_p=-(3-S+[2^{\lambda}\cdot t])\cdot 2^{m}=(-3+S-[2^{\lambda}\cdot t])\cdot 2^{m}$$

式(104)より、$U_p\geqq 0$

下限の差を Low とおくと、

$$Low=-(S+2^{\lambda}+2)\frac{D}{2^{K}}-D+t\cdot D\geqq 0$$

式(104)より

$$Low\geqq 0$$

4.1.6　RとQの算出

式(113)の両辺で $\sum_{j=1}^{\ell}2^{(j-1)\lambda}$ をとる。但し、R_j は式(118)、R_{j+1} は式(119)を代入

$$\sum_{j=1}^{\ell} R_j \cdot 2^{(j-1)\lambda} = \sum_{j=1}^{\ell} R_{j+1} \cdot 2^{j\lambda} + \sum_{j=1}^{\ell} M_j \cdot 2^{(j-1)\lambda} - D \sum_{j=1}^{\ell} (Q_j + E_j) \cdot 2^{(j-1)\lambda}$$

$$\therefore R_1 = R_{\ell+1} \cdot 2^{\ell\lambda} + M - D \cdot Q_x \qquad (240)$$

但し $Q_x = \sum_{j=1}^{\ell} (Q_j + \delta_{*,j}) \cdot 2^{(j-1)\lambda}$

よつて、式（106）より

$$R_1 = M - D \cdot Q_x \qquad (241)$$

一方、M÷Dの商Q、剰余Rは次の関係がある。

$$M = Q \times D + R \qquad (242)$$

$$0 \leqq R < D \qquad (243)$$

式（241），（242）より

$$R - R_1 = -D \cdot (Q - Q_x) \qquad (244)$$

よつてRとR_1の差はQ，Q_xが整数であるから、Dの整数倍の差があることがわかる。

R_1の範囲は式（114）でj＝1として、

$$-2D < -\frac{(S+2^{\lambda}+2)D}{2^{K}} - D \leqq R_1 < D \qquad (245)$$

$$\therefore R = R_1 + \delta \cdot D \qquad (246)$$

$$\text{但し}\ \delta = \begin{cases} 2 & R_1 < -D \text{のとき} \\ 1 & -D \leqq R_1 < 0 \text{のとき} \\ 0 & R_1 \geqq 0 \end{cases} \qquad (247)$$

式（246）→（244）に代入

$$Q = Q_x - \delta = \sum_{j=1}^{\ell} (Q_j + \delta_{*,j}) 2^{(j-1)\lambda} \qquad (248)$$

M÷Dの除算を求めるときの部分剰余Q_jの代わりに$Q_j' = Q_j + \delta_{*,j}$、但し$\delta_{*,j} = 0, 1$なる$Q_j'$によつて除算を進めることができる。しかも$Q_j'$を高速に求める回路は簡単に作れる。以上説明したように除算器の部分商計算部を簡単に作ることができ、除算を高速に行なえる利点がある。

4. 図面の簡単な説明

第1図はこの発明の一実施例を示すブロック図、第2図は第1図に示した実施例の動作を説明するタイミング図、第3図は1ビット加算器の回路の

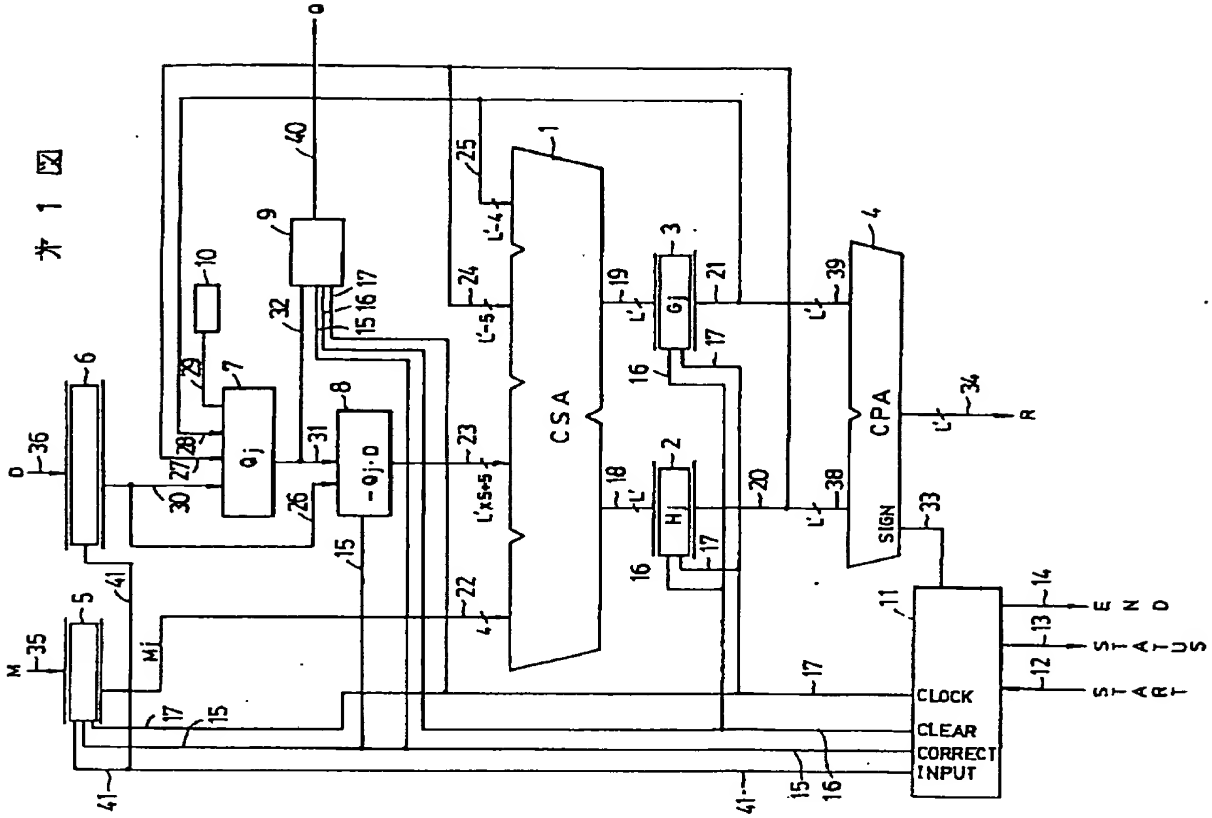
説明図、第4図は第1図中のキャリア蓄積型加算器1の具体例を示す図、第5図は第1図中のキャリア伝播型加算器4の具体例を示す図、第6図は第1図中のQj計算部7の具体例を示す図、第7図は第4図中の加算器500〜504の一例を示す図である。

1：キャリア蓄積型加算器、2，3：レジスタ、4：キャリア伝播型加算器、5：Mj生成部、6：D蓄積用レジスタ、7：Qj計算部、8：−QjD計算部、9：商計算部、10：定数設定部、11：制御部。

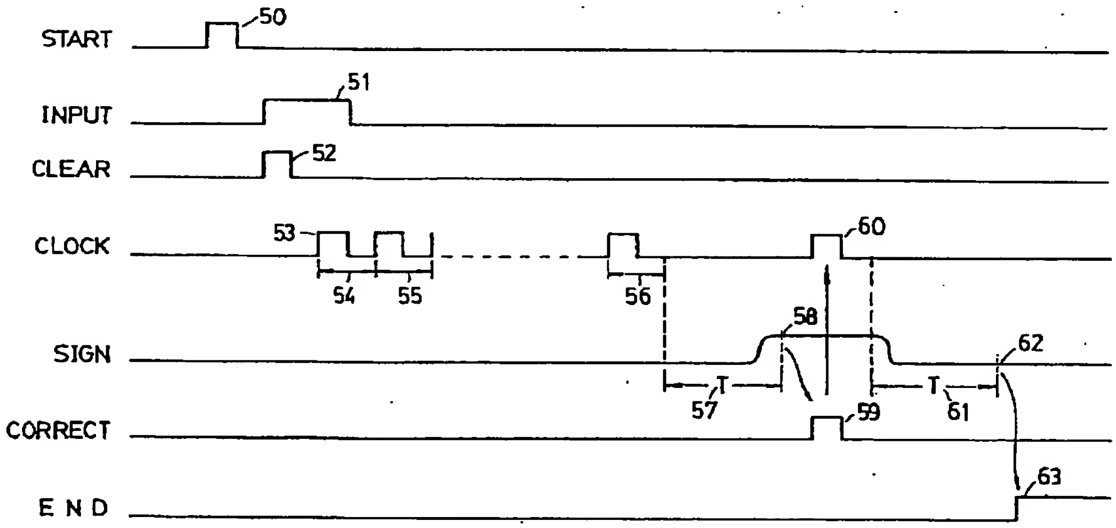
特許出願人　日本電信電話公社

代理人　草野　卓

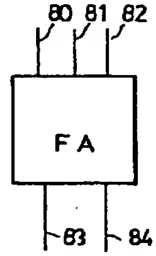
才 1 図


CSA
CPA
Qj
-Qj·D
Gj
Hj
Mi
SIGN
CLOCK
CLEAR
CORRECT
INPUT
END
STATUS
START

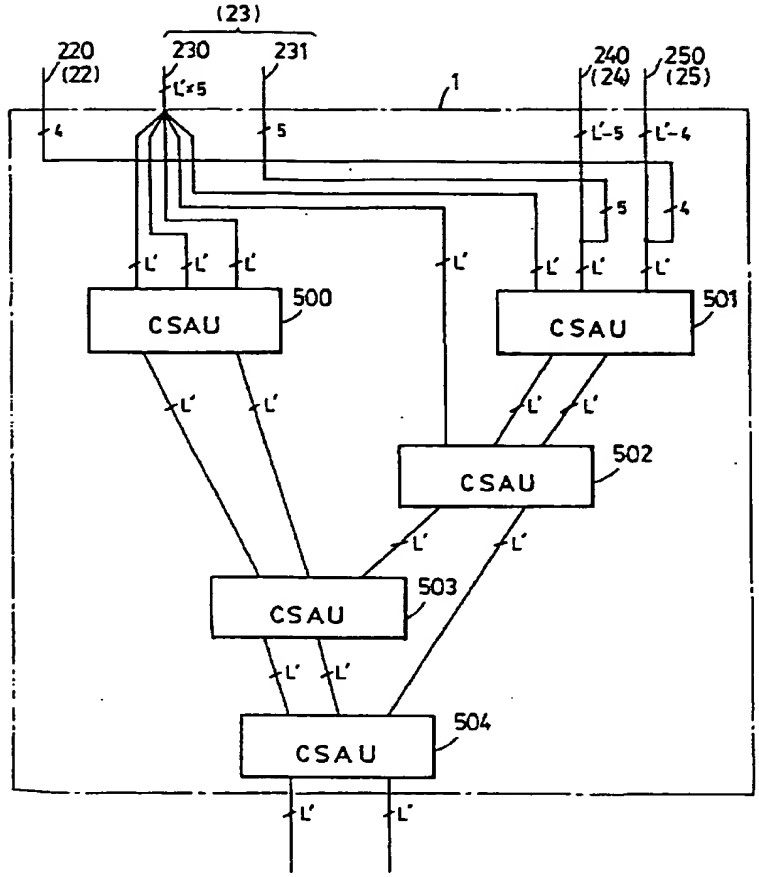
才 2 図


START
INPUT
CLEAR
CLOCK
SIGN
CORRECT
END

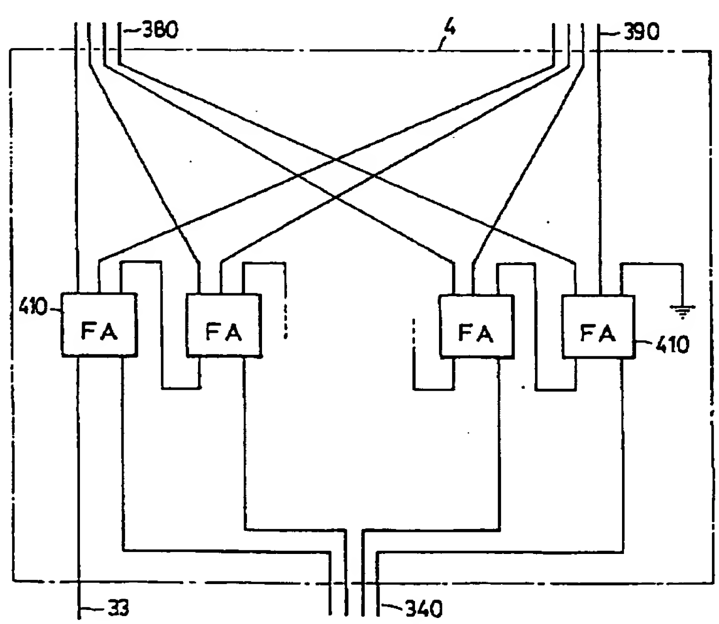
才 3 図


FA

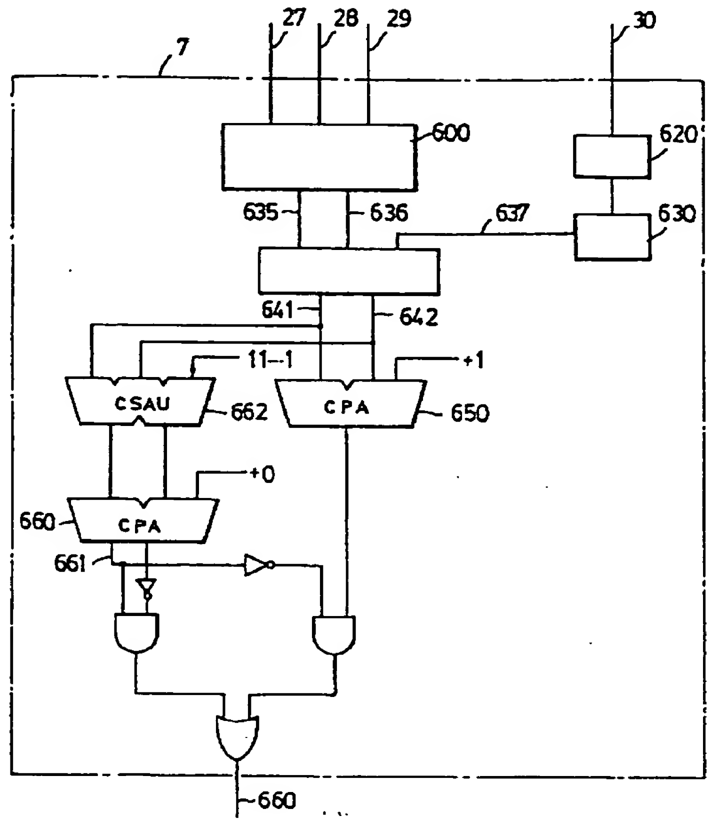
第4図


(23)
220
(22)
230
231
240
(24)
250
(25)
L'×5
1
4
5
L'-5
L'-4
L'
CSAU
500
501
502
503
504

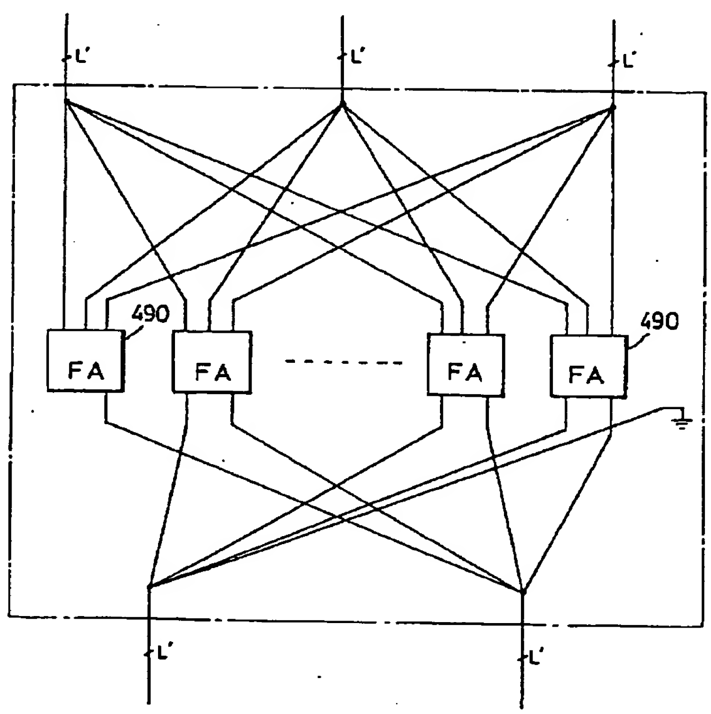
第5図


380
4
390
410
FA
33
340

才 6 図


27
28
29
30
7
600
620
635
636
637
630
641
642
11—1
+1
CSAU
662
CPA
650
+0
660
CPA
661
660

才 7 図


L'
L'
L'
490
490
FA
FA
FA
FA
L'
L'